数理解析研究所講究録
1148 巻 2000 年 41-46

単一パラメータ・マクロ木変換機とSpine Grammarの関係

藤芳 明生 (Akio Fujiyoshi)

電気通信大学大学院情報工学専攻
E-mail: fujiyo-a@calvyn.cs.uec.ac.jp

1 はじめに

木オートマトン[1, 15]によって受理される木の集合を認識可能集合という．任意の認識可能集合は，ある文脈自由文法の構文解析木の集合から，ある関数に従い木の節点のラベルを書き換えることで得られる．逆に，任意の文脈自由文法の構文解析木の集合は，認識可能集合となっている．このように認識可能集合は，文脈自由文法の構文解析木の集合と密接な関連があり，木言語の理論において重要なものとなっている．

最近の自然言語の形式化に関する研究の関心は，文脈自由言語より大きな言語のクラスに向いている．そのため，木言語の理論においても，認識可能集合よりも大きな木言語のクラスを定義する木文法[5, 7, 9, 12, 16]，木オートマトン[8, 13]の研究が行われている．また，認識可能集合のクラスを木変換機によって変換することにより，より大きな木言語のクラスを定義することもできる．認識可能集合が木変換機によって変換されできる木の集合を表層集合と呼び，木変換機[2, 3, 4, 6, 12, 14]とともに研究されている．

本研究では，Spine Grammar [7]の生成する木言語のクラスに注目する．Spine Grammarは制限された文脈自由木言語であり，高速な認識アルゴリズム[10, 11]が知られているTree Adjoining Grammar [9, 16]と同じ文字列言語のクラスを生成する．今回，単一パラメータという制限のついたマクロ木変換機[4]について考える．そして，完全決定性・線形・単一パラメータ・マクロ木変換機の生成する表層集合のクラスが，Spine Grammarの生成する木言語のクラスを含むことを証明する．これにより，任意のSpine Grammarにより生成される木言語は，ある認識可能集合をある完全決定性の木変換機で変換を行うことにより得ることができることが示された．

2 諸定義

定義 2. 1 $\mathcal{N}_+$を正整数全体からなる集合とする．**木の台集合**とは，次を満たす$(\mathcal{N}_+)^*$の有限部分集合Dである．

- $d \in D$かつ$d = d' \cdot d''$，$d', d'' \in (\mathcal{N}_+)^*$ならば，$d' \in D$.
- $i, j \in \mathcal{N}_+$に対し，$i \leq j$かつ$d \cdot j \in D$ならば，$d \cdot i \in D$となる．

Dの元を**節点**と呼ぶ．とくに，$d \cdot 1 \notin D$を満たす節点dを**葉**と呼ぶ．モノイド$(\mathcal{N}_+)^*$の単位元をλで表し，節点λを**根**と呼ぶ．葉でも根でもない節点を**内部節点**と呼ぶ．

定義 2. 2 Dを木の台集合とし，$d \in D$とする．**根からdへの道**とは節点の集合$\{d' \in D \mid d'$はdの前部分語$\}$である．

定義 2. 3 Σをアルファベットとする．Σ上の**木**とは，関数$\alpha : D \to \Sigma$のことである．ただし，Dは木の台集合である．D_αで木αに対する木の台集合，つまり，関数αの定義域を表すものとする．

定義 2. 4 Σ上の木α，節点$d \in D_\alpha$に対し，$\alpha/d = \{(d', a) \in (\mathcal{N}_+)^* \times \Sigma \mid (d \cdot d', a) \in \alpha\}$とする．$\alpha/d$を$\alpha$の節点$d$における**部分木**と呼ぶ．

定義 2.5 **階層化アルファベット**とは，対(Σ, r)のことである．ここで，Σはアルファベット，rはΣから$\mathcal{N}$(自然数全体)への関数である．$\Sigma_n = r^{-1}(n)$とする．$r(a)$を記号aの**ランク**と呼ぶ．

定義 2.6 Σを階層化アルファベットとする．すべての$d \in D_\alpha$に対し，$r(\alpha(d)) = \max\{i \in \mathcal{N}_+ \mid d \cdot i \in D_\alpha\}$であるような$\Sigma$上の木$\alpha$全体からなる集合を$T_\Sigma$と書きあらわす．

定義 2.7 Σを階層化アルファベット，IをΣと共通部分を待たない有限集合とする．Iをインデックスの集合とするΣ上の**インデックス付き木**とは，次を満たす関数$\alpha : D_\alpha \to \Sigma \cup I$である．任意の$d \in D_\alpha$に対し，$\alpha(d) \in \Sigma$ならば，$r(\alpha(d)) = \max\{i \in \mathcal{N}_+ \mid d \cdot i \in D_\alpha\}$，$\alpha(d) \in I$ならば，$d$は葉となっている．ただし，$D_\alpha$は木の台集合であり，$\Sigma$は階層化アルファベットである．$I$をインデックスの集合とする$\Sigma$上のインデックス付き木全体からなる集合を$T_\Sigma(I)$とかく．

定義 2.8 ここで，木$\alpha \in T_\Sigma \cup T_\Sigma(I)$に対する**表現**を，$\Sigma$および$I$の元と括弧を用い次のように定義する．

- $\alpha(\lambda) = a \in \Sigma_0$ならば，木$\alpha$を$a$で表す．
- $\alpha(\lambda) = \iota \in I$ならば，木$\alpha$を$\iota$で表す．
- $\alpha(\lambda) = b \in \Sigma_n$ $(n \geq 1)$かつ，それぞれの$1 \leq i \leq n$に対しα/iの表現がα_iならば，木αを$b(\alpha_1 \cdots \alpha_n)$で表す．

定義 2.9 $\alpha, \beta \in T_\Sigma$，$d \in D_\alpha$とする．このとき，$\alpha(d \leftarrow \beta) = \{(d', a) \mid (d', a) \in \alpha$ and dはd'の前部分語でない$\} \cup \{(d \cdot d'', b) \mid (d'', b) \in \beta\}$と定める．つまり，木$\alpha(d \leftarrow \beta)$は，部分木$\alpha/d$を$\beta$で置き換えた結果である．

定義 2.10 $X = \{x_1, x_2, \cdots\}$を固定された変数の集合とする．$X_n = \{x_1, x_2, \cdots, x_n\}$で，$X$の先頭の$n$個の元からなる部分集合を表す．$X_0 = \emptyset$である．また，$X_1$の場合，その唯一の元$x_1$を$x$で表してもよいものとする．

定義 2.11 $\alpha \in T_\Sigma(X_n)$，$\beta_1, \cdots, \beta_n \in T_\Sigma(X)$とする．ここで，**代入**の概念を導入する．木$\alpha$の$x_i$をラベルとするそれぞれの節点に$\beta_i$を代入した結果を$\alpha[\beta_1 \cdots \beta_n]$で表し，次のように定義する．

- $\alpha = a \in \Sigma_0$ならば，$a[\beta_1 \cdots \beta_n] = a$.
- $\alpha = x_i \in X_n$ならば，$x_i[\beta_1 \cdots \beta_n] = \beta_i$.
- $\alpha = b(\alpha_1 \cdots \alpha_k)$かつ$k \geq 1$ならば，$\alpha[\beta_1 \cdots \beta_n] = b(\alpha_1[\beta_1 \cdots \beta_n] \ \cdots \ \alpha_k[\beta_1 \cdots \beta_n])$.

3 認識可能集合と表層集合

定義 3.1 (決定性ボトムアップ)**木オートマトン**とは，$\mathcal{A} = (P, \Sigma, F, \rho)$のことである．ここで，

- Pは状態の有限集合である．
- Σは階層化アルファベットで，Σの元を**入力記号**と呼ぶ．
- $F \subseteq P$は**受理状態**の集合である．
- $\rho = \{\rho_b \mid b \in \Sigma\}$は次のように$\Sigma$の各元に割り当てられた関数である．$a \in \Sigma_0$に対し$\rho_a \in P$，また，$b \in \Sigma_n$，$n \geq 1$に対し$\rho_b : P^n \to P$である．

定義 3.2 木オートマトン$\mathcal{A}$の**応答関数**$\hat{\rho} : T_\Sigma \to P$を次のように定義する．

- $\alpha = a \in \Sigma_0$のとき，$\hat{\rho}(\alpha) = \rho_a$.
- $\alpha = b(\alpha_1 \alpha_2 \cdots \alpha_n)$のとき，$\hat{\rho}(\alpha) = \rho_b(\hat{\rho}(\alpha_1), \hat{\rho}(\alpha_2), \cdots, \hat{\rho}(\alpha_k))$.

定義 3.3 $L \subseteq T_\Sigma$が**認識可能集合**であるとは，木オートマトン$\mathcal{A} = (P, \Sigma, F, \rho)$が存在して，$L = \{t \in T_\Sigma \mid \hat{\rho}(t) \in F\}$となることである．認識可能集合全体からなるクラスをRECOGと書き記す．

定義 3.4 MAPSをΣ上の木からΔ上の木への写像の任意のクラスとする．$L \subseteq T_\Delta$がMAPS**の生成する表層集合**であるとは，$L_R \in$ RECOGおよびMAPSに属する写像$\tau \subseteq T_\Sigma \times T_\Delta$が存在して，$L = \{\beta \in T_\Delta \mid \exists\alpha \in L_R, \beta \in \tau(\alpha)\}$となることである．MAPSの生成する表層集合全体からなるクラスをSurf(MAPS)と書き記す．

4 文脈自由木文法，正則木文法とSpine Grammar

定義 4.1 **文脈自由木文法**とは，$\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$のことである．ここで，

- NとΣは階層化アルファベットで，それぞれ**非終端記号**と**終端記号**の有限集合である．NとΣは共通部分を持たないものとする．
- Pは**生成規則**の有限集合で，それぞれ次のいずれかの形をしている．$A(x_1 \cdots x_n) \to \alpha$，$n \geq 1$，$A \in N_n$，$\alpha \in T_{N\cup\Sigma}(X_n)$．または，$A \to \alpha$，$A \in N_0$，$\alpha \in T_{N\cup\Sigma}$．
- SはN_0の特別な元で，**開始記号**である．

定義 4.2 与えられた文脈自由木文法$\mathcal{G}$に対し，$T_{N\cup\Sigma} \times T_{N\cup\Sigma}$上の関係$\underset{\mathcal{G}}{\Rightarrow}$を次のように定義する．$\alpha \in T_{N\cup\Sigma}$，$d \in D_\alpha$に対し，$\alpha/d = A$，$A \in N_0$，$A \to \beta \in P$ならば，$\alpha \underset{\mathcal{G}}{\Rightarrow} \alpha(d \leftarrow \beta)$，また，$\alpha/d = A(\alpha_1 \cdots \alpha_n)$，$A \in N_n$，$\alpha_1, \cdots, \alpha_n \in T_{N\cup\Sigma}$，$A(x_1 \cdots x_n) \to \beta \in P$ならば，$\alpha \underset{\mathcal{G}}{\Rightarrow} \alpha(d \leftarrow \beta[\alpha_1 \cdots \alpha_n])$とする．

nステップの**導出**とは，木の有限列$\alpha_0, \cdots, \alpha_n \in T_{N\cup\Sigma}$のことである．ただし，$n \geq 0$，$\alpha_0 \underset{\mathcal{G}}{\Rightarrow} \alpha_1 \underset{\mathcal{G}}{\Rightarrow} \cdots \underset{\mathcal{G}}{\Rightarrow} \alpha_n$である．導出$\alpha_0, \cdots, \alpha_n$が存在するとき，$\alpha_0 \overset{*}{\underset{\mathcal{G}}{\Rightarrow}} \alpha_n$と書く．

定義 4.3 $\mathcal{G}$を文脈自由木文法とする．$\mathcal{G}$により生成される**木言語**とは，集合$L(\mathcal{G}) = \{\alpha \in T_\Sigma \mid S \overset{*}{\underset{\mathcal{G}}{\Rightarrow}} \alpha\}$のことである．また，$\mathcal{G}$により生成される**文字列言語**とは，$L_S(\mathcal{G}) = \{\mathrm{yield}(\alpha) \mid \alpha \in L(\mathcal{G})\}$のことである．文脈自由木文法によって生成される木言語全体からなるクラスをCFTLと書き記す．

定義 4.4 **正則木文法**とは，非終端記号のランクがすべて0であるような文脈自由木文法$\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$のことである．つまり，$\forall A \in N, r(A) = 0$である．正則木文法によって生成される木言語全体からなるクラスをRTLと書き記す．

文献[1]において，正則木文法が生成する木言語と認識可能集合が一致することが示されている．

定理 1 RECOG=RTL

これより，Spine Grammarを定義するために，背骨型という文脈自由木文法の制限を定義する．そのため，各非終端記号にヘッドという自然数を新たに割り当てる．

定義 4.5 **ヘッド割り当て階層化アルファベット**とは，(N, r, h)である．ここで，(N, r)は階層化アルファベット．hはNから$\mathcal{N}$(自然数全体)への関数で，各$A \in N$に対し，$r(A) \geq 1$ならば，$1 \leq h(A) \leq r(A)$，また，$h(A) = 0$となっている．$h(A)$を記号Aの**ヘッド**と呼ぶ．

定義 4.6 $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$を文脈自由木文法とする．ただし，$N$がヘッド割り当て階層化アルファベットとなっているものとする．$n \geq 1$について，生成規則$A(x_1 \cdots x_n) \to \alpha \in P$が次を満たすとき，**背骨型**であるという．

- αには，$x_{h(A)}$をラベルとする葉が正確に一つ存在する．根からこの葉までの道を，αの**背骨**と呼ぶ．
- 節点$d \in D_\alpha$において，dが背骨上にあり$\alpha(d) = B \in N$であるならば，節点$d \cdot h(B)$も背骨上にある．
- $X_n - \{x_{h(A)}\}$をラベルとするすべての節点は，背骨上にある節点の直接の子供となっている．

文脈自由木文法$\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$が**背骨型**であるとは，すべての$n \geq 1$なる生成規則$A(x_1 \cdots x_n) \to \alpha \in P$が，背骨型であることである．背骨型文脈自由木言語を*Spine Grammar*と呼ぶことにする．Spine Grammarによって生成される木言語全体からなるクラスをSLと書き記す．

定義 4.7 $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$をSpine Grammarとする．$\mathcal{G}$が**標準形**であるとは，$\mathcal{G}$が次を満たすことである．

- すべての$A \in N$に対し，$r(A) = 0$または，$r(A) = 1$である．
- $A \in N_0$に対し，$A \to \alpha \in P$ならば，$\alpha = a$，$a \in \Sigma_0$または，$\alpha = B(C)$，$B \in N_1$，$C \in N_0$である．
- $A \in N_1$に対し，$A(x) \to \alpha \in P$ならば，$\alpha = B_1(\cdots(B_m(x))\cdots)$，$m \geq 0$，$B_1, \cdots, B_m \in N_1$であるか，または，$\alpha = b(C_1 \cdots C_n)$，$n \geq 1$，$b \in \Sigma_n$，$C_1, \cdots, C_n$は正確に一つだけ$C_i = x$となっているが他はすべて$N_0$の元である．

文献[7]において，Spine Grammarの標準形とTree Adjoining Grammar [9, 16]との関係が示されている．

定理 2 任意のSpine Grammarに対し，それと等価な標準形のSpine Grammarが存在する．

定理 3 Tree Adjoining Grammarにより生成される文字列言語のクラスは，Spine Grammarにより生成される文字列言語のクラスと一致する．

5 マクロ木変換機

定義 5.1 $Y = \{y_1, y_2, \cdots\}$とし，Yの元を**パラメータ**と呼ぶ．$Y_n = \{y_1, y_2, \cdots, y_n\}$とする．$Y_0 = \emptyset$である．

マクロ木変換機を定義するために，まず，それが用いる規則の左辺の集合を定義する．

定義 5.2 Q，Δを階層化アルファベット，$m, n \geq 0$とする．Q，Δ上のm変数，nパラメータを持つ左辺の集合$\mathrm{RHS}(Q, \Delta, m, n)$を，次の3つの条件を満たす最小の集合$\mathrm{rhs} \subseteq T_{Q \cup \Delta}(X_m \cup Y_n)$と定義する．

(i) $Y_n \subseteq \mathrm{rhs}$.

(ii) 任意の$k \geq 0$，$\delta \in \Delta_k$ および $\xi_1, \ldots, \xi_k \in \mathrm{rhs}$ に対し，$\delta(\xi_1, \ldots, \xi_k) \in \mathrm{rhs}$.

(iii) 任意の$k \geq 0$，$q \in Q_{k+1}$，$x_i \in X_m$ および $\xi_1, \ldots, \xi_k \in \mathrm{rhs}$ に対し，$q(x_i, \xi_1, \ldots, \xi_k) \in \mathrm{rhs}$.

定義 5.3 **マクロ木変換機**とは，$\mathcal{M} = (Q, \Sigma, \Delta, q^{in}, R)$のことである．ここで，

- Q，Σ，Δは階層化アルファベットで，それぞれ，**状態**，**入力記号**，**出力記号**の有限集合である．ただし，$\forall q \in Q$，$r(q) \geq 1$である．
- q^{in}はランクが1のQの元で，**初期状態**である．
- Rは次のような形の**変換規則**の有限集合である．

$$q(b(x_1, \ldots, x_m), y_1, \ldots, y_n) \to t$$

ここで，$m, n \geq 0$，$q \in Q_{n+1}$，$b \in \Sigma_m$，$t \in \mathrm{RHS}(Q, \Delta, m, n)$である．

定義 5.4 マクロ木変換機$\mathcal{M}$が**決定性**(**完全決定性**)であるとは，すべての状態$q \in Q_{n+1}$と入力記号$b \in \Sigma_m$の組に対し，$q(b(x_1, \ldots, x_m), y_1, \ldots, y_n)$を左辺に持つ変換規則は$R$に高々1つ(正確に1つ)存在することである．

定義 5.5 マクロ木変換機$\mathcal{M}$が**線形**であるとは，Rの任意の変換規則$q(b(x_1, \ldots, x_m), y_1, \ldots, y_n) \to t$に対し，それぞれの変数$x_1, \ldots, x_m$は$t$の高々1つの節点のラベルとなっていることである．

定義 5.6 マクロ木変換機$\mathcal{M}$が**単一パラメータ**であるとは，Qのすべての状態のランクが2以下であり，Rの任意の変換規則$q(b(x_1,\ldots,x_m),y_1,\ldots,y_n)\to t$に対し，$r(q)=2$ならば，$y$は$t$の高々1つの節点のラベルとなっていることである．$r(q)=1$ならば，変換規則にパラメータはあらわれない．

定義 5.7 与えられたマクロ木変換機$\mathcal{M}$に対し，関係 $\underset{\mathcal{M}}{\Rightarrow}\subseteq T_{Q\cup\Sigma\cup\Delta}\times T_{Q\cup\Sigma\cup\Delta}$を次のように定義する．$\alpha\in T_{Q\cup\Sigma\cup\Delta}$，$d\in D_\alpha$に対し，$\alpha/d=q(B(s_1,\ldots,s_m),t_1,\ldots,t_n)$，$q(b(x_1,\ldots,x_m),y_1,\ldots,y_n)\to t\in P$であるならば，$\alpha\underset{\mathcal{M}}{\Rightarrow}\alpha(d\leftarrow t[s_1,\ldots,s_m,t_1,\ldots,t_n])$とする．$\underset{\mathcal{M}}{\Rightarrow}$の反射推移閉包を$\overset{*}{\underset{\mathcal{M}}{\Rightarrow}}$と書く．

定義 5.8 $\mathcal{M}$によって実現される**木変換**$\tau_{\mathcal{M}}\subseteq T_\Sigma\times T_\Delta$を$\hat{\mathcal{M}}=\{(s,t)\in T_\Sigma\times T_\Delta\mid q_0(s)\overset{*}{\underset{\mathcal{M}}{\Rightarrow}}t\}$と定義する．$(s,t)\in\tau_{\mathcal{M}}$のとき，$\mathcal{M}(s)=t$と書く．また，$L\subseteq T_\Sigma$に対し，$\mathcal{M}(L)=\{t\in T_\Delta\mid\exists s\in L,\ \mathcal{M}(s)=t\}$とする．

6 単一パラメータ・マクロ木変換機とSpine Grammarの関係

完全決定性・線形・単一パラメータ・マクロ木変換機によって実現される写像のクラスをTDLUMTと書き記すことにする．すると，Spine Grammarによって生成される木言語のクラスとの間に次の関係が成り立つ．

定理 4 SL⊆Surf(TDLUMT)

(証明) 任意のSpine Grammar $\mathcal{G}=(N,\Sigma,S,R)$に対し，認識可能集合$L'$および線形・単一パラメータ・完全決定性・マクロ木変換機$\mathcal{M}$が存在して，$L(\mathcal{G})=\mathcal{M}(L')$となることを示す．

一般性を失うことなくSpine Grammar $\mathcal{G}$は標準形であると仮定してよい．また，Rはl個の生成規則からなる集合$R=\{r_1,r_2,\ldots,r_l\}$であるとする．

階層化アルファベット$\bar{R}$を次のように構成する．各$1\le i\le l$について，規則r_iの右辺にj個の非終端記号が現れているならば，r_iをランクjの$\bar{R}$の記号とする．正則木文法$\mathcal{G}'=(N',\bar{R},S',R')$およびマクロ木変換機$\mathcal{M}=(N'',\bar{R},\Sigma,S'',R'')$を次のように構成する．$N'=N$，ただし，$N'$のすべての記号のランクは0とする．$N''=N$，ただし，$A\in N$のランクが$i$であるならば，$A$はランク$i+1$の$N''$の記号とする．$R'$および$R''$は次のように構成する．各$1\le i\le l$について，$r_i$の形に従って次のような生成規則を$R'$に，変換規則を$R''$に一つずつ加える．

(1) r_iが$A\to a$，$A\in N_0$，$a\in\Sigma_0$という形をしているならば，$A\to r_i$をR'に，$A(r_i)\to a$をR''に加える．

(2) r_iが$A\to B(C)$，$A,C\in N_0$，$B\in N_1$という形をしているならば，$A\to r_i(B,C)$をR'に，$A(r_i(x_1,x_2))\to B(x_1,C(x_2))$を$R''$に加える．

(3) r_iが$A(x)\to B_1(B_2(\cdots(B_m(x))\cdots))$，$A\in N_1$，$m\ge 0$，$B_1,B_2,\ldots,B_m\in N_1$という形をしているならば，$A\to r_i(B_1,B_2,\ldots,B_m)$を$R'$に，$A(r_i(x_1,x_2,\ldots,x_m),y_1)\to B_1(x_1,B_2(x_2,\ldots,B_m(x_m,y_1)\ldots))$を$R''$に加える．

(4) r_iが$A(x)\to b(C_1,\cdots,C_{i-1},x,C_{i+1},\ldots,C_n)$，$A\in N_1$，$n\ge 1$，$b\in\Sigma_n$，$C_1,\cdots,C_{i-1},C_{i+1},\ldots,C_n\in N_0$という形をしているならば，$A\to r_i(C_1,\cdots,C_{i-1},C_{i+1},\ldots,C_n)$を$R'$に，$A(r_i(x_1,x_2,\ldots,x_{n-1}),y_1)\to b(C_1(x_1),\ldots,C_{i-1}(x_{i-1}),y_1,C_{i+1}(x_i),\ldots,C_n(x_{n-1}))$を$R''$に加える．

$\mathcal{M}$を完全決定性にするために，各$B\in N''-\{A\}$に対し，$B(r_i(x_1,\ldots,x_m),y_1,\ldots,y_n)\to t$という変形規則を$R''$に加える．ただし，$t$は$X_m$と$Y_n$に対し線形である．

構成より，$\mathcal{M}$が完全決定性・線形・単一パラメータ・マクロ木変換機となることは明らかである．また，$L'=L(\mathcal{G}')$とすると，L'は認識可能集合であり，明らかに$L(\mathcal{G})=\mathcal{M}(L')$となっている． □

参考文献

[1] W. S. Brainerd, Tree generating regular systems, *Information & Control*, vol. 14, pp. 217–231, 1969.

[2] J. Engelfriet, Bottom-up and top-down tree transformations—A comparison, *Mathematical Systems Theory*, vol. 9, pp. 198–231, 1975.

[3] J. Engelfriet, G. Rozenberg and G. Slutzki, Tree transducers, L systems, and two-way machines, *J. Computer & System Sciences*, vol. 20, pp. 150–202, 1980.

[4] J. Engelfriet and H. Vogler, Macro tree transducers, *J. Computer & System Sciences*, vol. 31, pp. 71–146, 1985.

[5] M. J. Fischer, Grammars with macro-like productions, *Proc. 9th IEEE Symp. on Switching and Automata Theory*, pp. 131–142, 1968.

[6] Akio Fujiyoshi and Takumi Kasai, Multi-phase tree transformations, *IEICE Trans. Fundamentals*, vol. E80-A, pp. 761–768, 1997.

[7] Akio Fujiyoshi and Takumi Kasai, Spinal-formed context-free tree grammars, *Theory of Computing Systems*, vol.33, pp.59–83, 2000.

[8] I. Guessarian, Pushdown tree automata, *Mathematical Systems Theory*, vol. 16, pp. 237–263, 1983.

[9] A. K. Joshi, L.S. Levy and M. Takahashi, Tree adjunct Grammars, *J. Computer & System Sciences*, vol. 10, pp. 136–163, 1975.

[10] S. Rajasekaran, Tree-adjoining language parsing in $O(n^6)$ time, *SIAM J. Comput.*, vol. 25, pp. 862–873, 1996.

[11] S. Rajasekaran and S. Yooseph, TAL recognition in $O(M(n^2))$ time, *J. Computer & System Sciences*, vol. 56, pp. 83–89, 1998.

[12] W. C. Rounds, Mapping and grammars on trees, *Mathematical Systems Theory*, vol. 4, pp. 257–287, 1970.

[13] K. Salomaa, Synchronized tree automata, *Theoretical Computer Science*, vol. 127, pp. 25–51, 1994.

[14] J. W. Thatcher, Generalized^2 sequential machine maps, *J. Computer & System Science*, vol. 4, pp. 339–367, 1970.

[15] J. W. Thatcher, Tree automata: an informal survey, in *Currents in the theory of computing*, ed. A. V. Aho, pp. 143–172, Prentice-Hall, Englewood Cliffs, 1973.

[16] K. Vijay-Shanker and D. J. Weir, The equivalence of four extensions of context-free grammars, *Mathematical Systems Theory*, vol. 27, pp. 511–546, 1994.